



计算方法

刘景铎

计算机软件新技术国家重点实验室
南京大学



回顾

上节课: 无向图上的马尔可夫链基本定理
随机游走的混合时间 (mixing time) 与谱间隔 (spectral gap)

这节课: 电路电阻网络

“等效电阻” 距离

随机游走的碰撞时间 (Hitting time) 和遍历时间 (cover time)



回顾: Random walk on graphs

给定图 $G = (V, E)$

图上的随机游走:

- 从一个给定的顶点出发
- 接下来, 每一步都从当前顶点, 移动到一个均匀随机选取的邻居
- 不断重复

这个随机过程的“长期表现”是怎么样的呢?

1. 重复 t 步之后, 当前顶点是某个顶点 u 的概率是多少?
2. 是否存在一个极限的随机分布, 随机游走会收敛到它? (稳态)
3. 多久才会收敛? (混合时间, mixing time)
4. 从点 s 出发, 多久才会到达点 t ? (hitting time)
5. 多久才会遍历每个顶点至少一次? (遍历时间, cover time)



Why hitting time and cover time?

Hitting time: used a lot in designing randomized algorithm

- Finding bipartite matching
 - Use random walk to find an augmenting cycle
 - Interested in the first return time, in expectation
- 2SAT, and more generally in algorithmic Lovász local lemma
 - Basically a random walk over all assignments
 - Interested in the first time of hitting a satisfying assignment, in expectation
 - In discrepancy theory, one way to find a “balanced coloring” is to use [random walk](#)

Cover time: imagine you want to explore the graph

Using DFS/BFS, you need time $O(|E| + |V|)$ and space $O(|V|)$

What if we use random walk instead?

Space = $O(\log n)$, expected running time = cover time $\leq O(|V||E|)$

In fact, [U. Feige](#) showed that there is an entire spectrum of time-space trade-off:

For every s there is an algorithm using space s and time $\tilde{O}\left(\frac{|V||E|}{s}\right)$ that covers all vertices w.h.p.

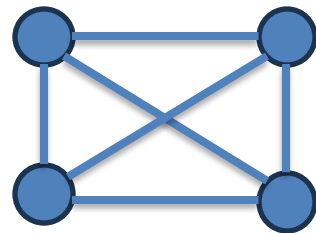
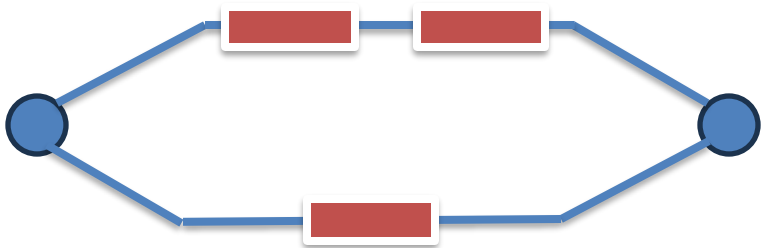


电路网络

给定一个无向图，每条边上有一个电阻，电阻值为 r_e 。

电路网络可以由基尔霍夫定律(Kirchhoff's law)和欧姆定律(Ohm's law):

- 基尔霍夫定律: 所有进入某节点的电流的总和，等于所有离开这节点的电流的总和
- 欧姆定律: 把节点的电压（电势）记为 $\phi: V \rightarrow \mathbb{R}$ ，则有 $\phi(u) - \phi(v) = i_{uv}r_{uv}$ ，其中 i_{uv} 是 u 到 v 的方向电流（特别地，有 $i_{uv} = -i_{vu}$ ）
- 如何计算电路网络？



Not every graph is [series-parallel](#)



电路网络的矩阵表示

给定电阻 r_e (或者电导率 $w_e = 1/r_e$)，如果从节点 s 注入 $1A$ 的电流，并且从节点 t 流出，如何求解/模拟电路网络内部的电流和电压？

更一般地，记 b_v 为 (从电路外部) **流入** 到节点 $v \in V$ 的方向电流

- $b_v > 0$ 意味着 (从外部) 注入电流
- $b_v < 0$ 意味着 (向外部) 流出的电流
- 除了源节点(source)和汇出节点(sink)，其它内部节点有 $b_v = 0$

翻译一下电流和电压需要遵循的定律：

- 基尔霍夫定律:

$$\sum_{u:vu \in E} i_{vu} = b_v, \quad \forall v \in V$$

对于每个节点
内部流出的电流=外部流入的电流

- 欧姆定律:

$$\phi(u) - \phi(v) = i_{uv} r_{uv} \quad \Leftrightarrow \quad i_{uv} = w_{uv} (\phi(u) - \phi(v))$$

两相合并可得：

$$b_v = \sum_{u:vu \in E} i_{vu} = \sum_{u:vu \in E} w_{uv} (\phi(v) - \phi(u)) = \deg_w(v) \phi(v) - \sum_{u:vu \in E} w_{uv} \phi(u)$$

其中 $\deg_w(v) = \sum_{u:vu \in E} w_{uv}$ 是节点 v 的加权的度数。特别地如果 $w_{uv} = 1$ ，有 $\vec{b} = L\vec{\phi}$

一般而言，这是一个带权的Laplacian



电路网络的矩阵表示

给定电阻 r_e (或者电导率 $w_e = 1/r_e$)，如果从节点 s 注入 $1A$ 的电流，并且从节点 t 流出，如何求解/模拟电路网络内部的电流和电压？

求解 $\vec{b} = L\vec{\phi}$!

计算出电压 $\vec{\phi}$ 之后，电流 $i_{uv} = w_{uv}(\phi(u) - \phi(v))$ 可直接由欧姆定律得出

考虑 incidence matrix B ，有 $\vec{i} = WB^T\vec{\phi}$ ，其中 W 为电导率组成的对角阵

事实上，拉普拉斯矩阵亦可以写成 $L = \sum_e w_e b_e b_e^T = BWB^T$

$\vec{b} = L\vec{\phi} = BWB^T\vec{\phi} = B\vec{i}$ ，基尔霍夫定律, **flow conservation**

注解：很多问题与电路网络的联系，正是从这些方程组开始

这些方程组什么时候有解？解是唯一的吗？



Pseudo-inverse of L

注意拉普拉斯矩阵 L 并不是满秩的, $L\vec{1} = \vec{0}$

所以 $L\vec{\phi} = \vec{b}$ 不一定有唯一的解

回顾: 如果图是连通的, 则 L 的第二小特征值严格大于0; 因此 L 的零空间 (nullspace) 完全由 $\vec{1}$ 张成。

引理: 如果存在向量 $\vec{\phi}$ 使得 $L\vec{\phi} = \vec{b}$, 则 $\vec{b} \perp \vec{1}$

证明: 假设 $\vec{\phi} = \sum_i c_i v_i$, 其中 $v_1 = \frac{1}{\sqrt{n}} \vec{1}$

则 $L\vec{\phi} = c_2 \lambda_2 v_2 + \cdots + c_n \lambda_n v_n$

因此 $L\vec{\phi} \perp \vec{1}$

对于电路网络来说, 这也是合理的: 外部流入的电流与流出的电流相等



Pseudo-inverse of L

引理: 如果 $\vec{b} \perp \vec{1}$, 则存在向量 $\vec{\phi}$ 使得 $L\vec{\phi} = \vec{b}$

证明: 因为 $\vec{b} \perp \vec{1}$, 因此 $\vec{b} = \sum_{i=2}^n a_i v_i$

考虑 $\vec{\phi} = \sum_{i=2}^n \frac{a_i}{\lambda_i} v_i$, 可以验证 $L\vec{\phi} = \vec{b}$

因此 $L^\dagger := \sum_{i=2}^n \frac{1}{\lambda_i} v_i v_i^\top$ 是一个 pseudoinverse (伪逆):

- 任意向量 $\vec{b} \perp \vec{1}$ 都被映射到一个唯一的 $\vec{\phi}$ 使得 $L\vec{\phi} = \vec{b}$ 且 $\vec{\phi} \perp \vec{1}$
- $L\vec{\phi} = \vec{b}$ 全体解集为 $\{L^\dagger \vec{b} + c\vec{1} : c \in \mathbb{R}\}$, $L^\dagger \vec{b}$ 的所有“平移”
- 特别地, 如果固定一个节点的电压/电势 $\phi(v) = 0$, 有唯一解



Effective resistance (等效电阻)

节点 s 和 t 之间的等效电阻 $R_{\text{eff}}(s, t) := \phi(s) - \phi(t)$, 其中 $\vec{\phi}$ 满足 $L\vec{\phi} = \vec{b}$, $\vec{b}$ 对应于从 s 到 t 发送1A电流的向量

相当于把整个图看成一个等效的大电阻的时候, 对应的等效的电阻

引理: $R_{\text{eff}}(s, t) = b_{st}^{\top} L^{\dagger} b_{st}$, 其中向量 $b_{st} \in \mathbb{R}^n$ 满足 $b_{st}(s) = 1, b_{st}(t) = -1$, 并且其它位置都为0



Energy (电势能)

$$\mathcal{E}(\vec{i}) := \sum_{e \in E} i_e^2 \cdot r_e$$

直观上, 可以把整个网络看成从 s 到 t 的一个大电阻

定理. $\mathcal{E}(\vec{i}) = R_{\text{eff}}(s, t)$, 其中 i 是从 s 到 t 的单位电流.

证明: $\sum_{e \in E} i_e^2 \cdot r_e = \sum_e \frac{(\phi(u) - \phi(v))^2}{r_e} = \phi^\top L \phi$,

其中 ϕ 满足 $L\phi = b_{st}$, 因此 $\phi = L^\dagger b_{st}$

进而有 $\mathcal{E}(\vec{i}) = b_{st}^\top L^\dagger b_{st} = R_{\text{eff}}(s, t)$



Thompson's Principle

定理. $R_{\text{eff}}(s, t) \leq \mathcal{E}(\vec{g})$, 其中 $\vec{g}$ 是任意单位 s - t 流.

为简单起见, 这里只考虑 $r_e = 1, \forall r_e$ 的情形

证明(sketch): 考虑 $\min \mathcal{E}(\vec{g}) = \min \sum_{e \in E} g_e^2$, s.t. $B\vec{g} = b_{st}$

Optimality (KKT) requires that $\exists \phi \in \mathbb{R}^n$ s.t. $B^\top \phi = \vec{g}$

即流 $\vec{g}$ 是由某个电压向量 ϕ 通过 Ohm's law 确定的

因此 $\vec{g}$ 是电流

结论: 单位 s - t 电流最小化所有能量



Thompson's Principle (另一个证明)

定理. $R_{\text{eff}}(s, t) \leq \mathcal{E}(\vec{g})$, 其中 $\vec{g}$ 是任意 s - t 流.

为简单起见, 这里只考虑 $r_e = 1, \forall r_e$ 的情形

证明: 设 $\vec{g} = i + c$, 其中 i 为 s - t 的单位电流

首先注意到, $\vec{g}$ 和 i 满足同样的基尔霍夫定律, 因此它们的差满足

$$\sum_{u:vu \in E} c_{vu} = 0, \quad \forall v \in V$$

另一方面

$$\mathcal{E}(\vec{g}) = \sum_{e \in E} g_e^2 = \sum_{e \in E} (i_e + c_e)^2 = \sum_{e \in E} i_e^2 + \sum_{e \in E} c_e^2 + 2 \sum_{e \in E} i_e c_e$$

接下来只需要证明 $\sum_{e \in E} i_e c_e = 0$, 便有 $\mathcal{E}(\vec{g}) \geq \sum_{e \in E} i_e^2 = R_{\text{eff}}(s, t)$

由于 i 为 s - t 的单位电流, 它还满足欧姆定律: $i_{uv} = \phi(u) - \phi(v)$

因此

$$\sum_{uv \in E} c_{uv}(\phi(u) - \phi(v)) = \sum_{uv \in E} c_{uv}\phi(u) + c_{vu}\phi(v) = \sum_v \sum_{u: uv \in E} c_{uv}\phi(u) = 0$$



单调性

定理. 如果 $\vec{r}' \geq \vec{r}$, 则有 $R_{\text{eff}, \vec{r}'}(s, t) \geq R_{\text{eff}, \vec{r}}(s, t)$.

证明: 设 $\vec{i}$ 为电阻值 $\vec{r}$ 的网络中从 s 到 t 的单位电流,
 $\vec{i}'$ 为电阻值 $\vec{r}'$ 的网络中从 s 到 t 的单位电流

$$R_{\text{eff}, \vec{r}}(s, t) = \varepsilon_{\vec{r}}(\vec{i}) \leq \varepsilon_{\vec{r}}(\vec{i}') \leq \varepsilon_{\vec{r}'}(\vec{i}') = R_{\text{eff}, \vec{r}'}(s, t)$$

这里第一个不等号使用了Thompson's principle;

第二个不等号使用了 $\vec{r}' \geq \vec{r}$ 以及 $\varepsilon_{\vec{r}}(\vec{i}) := \sum_{e \in E} i_e^2 \cdot r_e$



Edge-disjoint paths

例子：如果 s 到 t 之间有 k 条“边不相交”的路径，
每个路径长度最多为 l ，那么 $R_{\text{eff}}(s, t) \leq \frac{l}{k}$



等效电阻距离

引理. $R_{\text{eff}}(a, b) + R_{\text{eff}}(b, c) \geq R_{\text{eff}}(a, c)$

(课后练习)



回顾：随机游走

1. 碰撞时间 (Hitting time): $H_{u,v} := \min\{t \geq 1 \mid X_1 = u \text{ and } X_t = v\}$

我们关注的是期望碰撞时间 $h_{u,v} = \mathbb{E}[H_{u,v}]$.

2. 往返时间 (Commute time): $C_{u,v} := h_{u,v} + h_{v,u}$.

3. 遍历时间 (Cover time): cover_v 定义为：从 v 出发的随机游走访问每个节点至少一次需要的期望时间； $\text{cover}_G := \max_v \text{cover}_v$



Commute time

定理. 对任意的节点 s 和 t , $C_{s,t} = 2mR_{\text{eff}}(s,t)$, 其中 $m = |E(G)|$.

证明: 固定节点 t , 记 $h_{u,t}$ 为从点 u 到节点 t 的 hitting time, 满足 $\forall u \neq t$

$$h_{u,t} = 1 + \frac{1}{d_u} \sum_{v \sim u} h_{v,t} \Rightarrow d_u h_{u,t} - \sum_{v \sim u} h_{v,t} = d_u$$

考虑 $\vec{h}_{*,t}$ 这一向量, 它满足

$$\begin{pmatrix} D - A \end{pmatrix} \begin{pmatrix} h_{u,t} \\ h_{t,t} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} d_u \\ d_t - 2m \end{pmatrix}$$

(To be cont'd..)



Commute time

定理. 对任意的节点 s 和 t , $C_{s,t} = 2mR_{\text{eff}}(s,t)$, 其中 $m = |E(G)|$.

证明: 固定节点 s , 记 $h_{u,s}$ 为从点 u 到节点 s 的 hitting time, 满足 $\forall u \neq s$

$$h_{u,s} = 1 + \frac{1}{d_u} \sum_{v \sim u} h_{v,s} \Rightarrow d_u h_{u,s} - \sum_{v \sim u} h_{v,s} = d_u$$

考虑 $\overrightarrow{h_{*,s}}$ 这一向量, 它满足

$$\begin{pmatrix} D - A \end{pmatrix} \begin{pmatrix} h_{s,s} \\ h_{u,s} \\ h_{t,s} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} d_s - 2m \\ d_u \\ d_t \end{pmatrix}$$

(To be cont'd..)



Commute time

定理. 对任意的节点 s 和 t , $C_{s,t} = 2mR_{\text{eff}}(s,t)$, 其中 $m = |E(G)|$.

证明(cont'd):

$$L(\overrightarrow{h_{*,t}} - \overrightarrow{h_{*,s}}) = \begin{pmatrix} d_s \\ d_u \\ \vdots \\ d_t - 2m \end{pmatrix} - \begin{pmatrix} d_s - 2m \\ d_u \\ \vdots \\ d_t \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 2m \\ 0 \\ \vdots \\ -2m \end{pmatrix}$$

因此 $\frac{L(\overrightarrow{h_{*,t}} - \overrightarrow{h_{*,s}})}{2m} = b_{s,t}$ 。回顾 $L\phi = b_{st}$, 有解, 且解空间是一维的

令 $\phi = \frac{\overrightarrow{h_{*,t}} - \overrightarrow{h_{*,s}}}{2m}$, 有

$$R_{\text{eff}}(s,t) = \phi(s) - \phi(t) = \frac{h_{s,t} - h_{s,s}}{2m} - \frac{h_{t,t} - h_{t,s}}{2m} = \frac{h_{s,t} + h_{t,s}}{2m} = \frac{C_{s,t}}{2m}$$



Cover time

推论. $C_{u,v} \leq 2m$, 对于任意的 $uv \in E$ 成立.

定理. 连通图的遍历时间最多为 $2m(n-1)$.



Approximating Cover Time by Resistance Diameter

Theorem. Let $R(G) := \max_{u,v} R_{\text{eff}}(u, v)$ be the resistance diameter. Then,

$$m \cdot R(G) \leq \text{cover}(G) \leq 2e^3 m \cdot R(G) \cdot \ln n + n$$

Proof: Firstly,

$$\text{cover}(G) \geq \max\{h_{uv}, h_{vu}\} \geq \frac{C_{uv}}{2} = mR_{uv},$$

which is the lowerbound.

For the upperbound, notice that the maximum commute time from any vertex is at most $2mR(G)$

If the random walk is run for $2e^3 m \cdot R(G)$, by Markov's inequality, the probability that a vertex is not visited is at most $1/e^3$

If we repeat this $\ln n$ times, the probability that a vertex is not visited is at most $1/n^3$

By a union bound, the probability that there exists a vertex not visited is at most $1/n^2$

In such cases, we can pay for another pessimistic cover time of n^3

Combined, we have $\text{cover}(G) \leq 2e^3 m \cdot R(G) \cdot \ln n + \frac{1}{n^2} n^3$



Graph Connectivity (选讲)

Theorem. There is an $O(n^3)$ time algorithm to solve s - t connectivity using only $O(\log n)$ space
Using random walk, the space requirement is $O(\log n)$ and expected running time is $O(|V||E|) = O(n^3)$

You may wonder, is randomness necessary for checking graph connectivity in log-space?

Definition. A sequence σ is (d, n) -universal if for every labeled connected d -regular graphs and every starting vertex s , the walk defined by σ started from s covers every vertices

Theorem. There exists (d, n) -universal sequence of length $O(n^3 d^2 \log nd)$ for undirected graphs

HINT: Cover time is at most $O(n^2 d)$ for d -regular graphs

Reingold's Theorem For undirected graphs, one can explicitly construct such a universal sequence in log-space

It is an open problem to derandomize log-space connectivity
Though likely not through “directed” universal sequences



更多的联系与应用

- Spectral Embedding/Partitioning
 - 课堂上：拉普拉斯矩阵的特征值 与 图的连通性的关系
 - 上次作业：使用拉普拉斯矩阵的特征向量画图, elastic spring networks
 - 更一般地，拉普拉斯矩阵的特征向量包含的信息可用于做图的分解/分割
 - Cheeger's inequality and its generalizations
- 图的稀疏化 (Graph sparsification)
 - 等效电阻与均匀随机生成树
 - 根据等效电阻，对边进行采样
 - 更复杂的算法可以做到 $O(n)$ 条边
- 计算等效电阻：解拉普拉斯方程组
 - 几乎线性时间里求解；
 - 作为对比：一般的线性方程组，高斯消元需要 $O(n^3)$ ；迭代法则需要条件数比较好；
- 网络流问题：近似线性时间
-

开放研究问题：如果对有向图增加或删掉一条边，Pagerank会变化多少？